

PAT-NO: JP405020154A

DOCUMENT-IDENTIFIER: JP 05020154 A

TITLE: BLOCK MANAGING SYSTEM

PUBN-DATE: January 29, 1993

INVENTOR-INFORMATION:

NAME

NAKA, SEIICHIRO

ASSIGNEE-INFORMATION:

NAME

NEC CORP

COUNTRY

N/A

APPL-NO: JP03199938

APPL-DATE: July 15, 1991

INT-CL (IPC): G06F012/00

ABSTRACT:

PURPOSE: To execute an access to a file at a high speed.

CONSTITUTION: A block managing means of a file system constitutes an address block group of a hierarchical structure for managing an address of a data block allocated to a file, as a complete symmetrical tree structure, and stores in advance addresses of the lowest blocks b0, b1, b2 and b3 in each hierarchy of the data block and the address block. In such a state, at the time of retrieving the data block, an access is executed to the target data block by following the address blocks of the address block group of the complete symmetrical tree structure from the addresses of the lowest blocks b1, b2 and b3 of a file control table.

COPYRIGHT: (C)1993,JPO&Japio

(19)日本国特許庁(JP)

(12) 公開特許公報(A)

(11)特許出願公開番号

特開平5-20154

(43)公開日 平成5年(1993)1月29日

(51)Int.Cl.⁵

G 0 6 F 12/00

識別記号

5 2 0 J

庁内整理番号

8944-5B

F I

技術表示箇所

審査請求 未請求 請求項の数1(全10頁)

(21)出願番号 特願平3-199938

(22)出願日 平成3年(1991)7月15日

(71)出願人 000004237

日本電気株式会社

東京都港区芝五丁目7番1号

(72)発明者 中 誠一郎

東京都港区芝五丁目7番1号 日本電気株式会社内

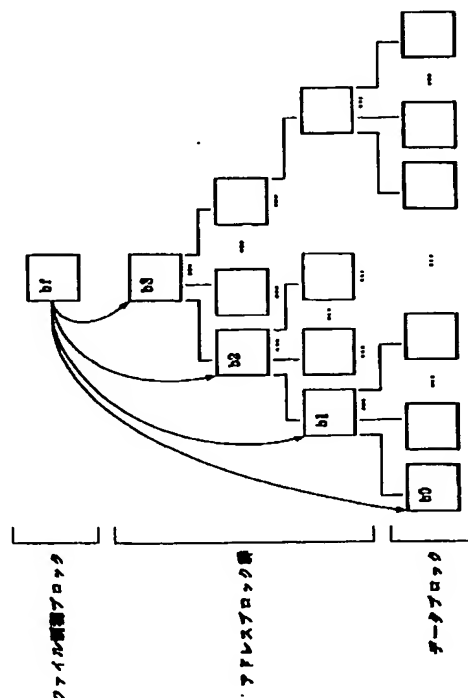
(74)代理人 弁理士 境 廣巳

(54)【発明の名称】 ブロック管理方式

(57)【要約】

【目的】 ファイルに対するアクセス速度を高速化する。

【構成】 ファイルシステムのブロック管理手段は、ファイルに割り当てたデータブロックのアドレスを管理する階層構造のアドレスブロック群を完全対称な木構造として構成し、データブロックおよびアドレスブロックの各階層における最若ブロックb0、b1、b2、b3のアドレスをファイル制御テーブルに格納しておく。そして、データブロックを検索する際には、ファイル制御テーブルの最若ブロックb1、b2、b3のアドレスから完全対称な木構造のアドレスブロック群のアドレスブロックを辿り、目的のデータブロックにアクセスする。



【特許請求の範囲】

【請求項1】 ダイレクトアクセス可能な記憶装置を固定長ブロックに分割し、これらのブロックをプール管理して任意のファイルの記憶領域として利用するファイルシステムにおいて、

ファイルに割り当てたデータブロックのアドレスを複数保持する最下位のアドレスブロックと、最下位の複数のアドレスブロックのアドレスを保持する上位のアドレスブロックと、更にそれらの上位に同様に繰り返されるアドレスブロックとから構成される階層構造のアドレスブロック群を、完全対称な木構造として構成し、データブロックおよびアドレスブロックの各階層における最若ブロックのアドレスをファイル制御テーブルに格納することを特徴としたブロック管理方式。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【産業上の利用分野】本発明はブロック管理方式に関し、特に、磁気ディスク装置の如きダイレクトアクセス可能な記憶装置を固定長のブロックに分割し、これらのブロックをプール管理して任意のファイルの記憶領域として利用するファイルシステムにおけるブロック管理方式に関するものである。

【0002】

【従来の技術】この種のファイルシステムとしては、UNIXのファイルシステムが有名であり、以下に示すブロック管理方式が一般に採用されている。

【0003】①ファイルに割り当てられたデータブロックのアドレスを直接に指すブロック番号エントリが一定個数、アドレスブロックとは別枠でファイル制御テーブルに格納されており、アドレスを管理する部分が完全な木構造となっていない。すなわち、ファイルのデータが例えば10個以下のデータブロックに納まる時にはファイル制御テーブル内のブロック番号エントリによってこれらのデータブロックを直接に指し、10個を越える場合には階層構造のアドレスブロックによるポインタで多数のデータブロックをそれぞれ指すようにしており、データブロックの数によりデータブロックの管理方法が異なる。

【0004】②ファイルサイズに関係なく、ファイル制御テーブルとファイルデータとが別のブロックに格納される。

【0005】③ファイルサイズに関係なく、常にブロック単位で記憶領域を割り当てる。

【0006】

【発明が解決しようとする課題】従来のファイルシステムにおけるブロック管理方式は上述したようにして行われていたものであったため、それぞれの点に起因して次のような欠点があった。

【0007】①データブロックのアドレスを管理する部分が完全な木構造となっていないため、ファイルアドレ

スから格納ブロックを検索する処理が複雑となり、オーバーヘッドのためにアクセスを高速化できない。

【0008】②ファイル制御テーブルとファイルデータとが別のブロックに格納されるため、ファイルサイズが小さいファイルの場合でもデータブロックにアクセスするための入出力(I/O)を、ファイル制御テーブルの入出力とは別に行う必要があり、この点でもアクセスを高速化できない。特に、小さいファイルサイズのファイルの占める割合が高い場合には問題となる。

10 【0009】③ファイルサイズに関係なくブロック単位で記憶領域を割り当てるため、大きなファイルに対して割り当てられたデータブロックはアドレス(ブロック番号)が飛び飛びになることが多く、そのため、そのようなファイルに対してユーザプログラムから大きな単位の入出力が行われると、ダイレクトアクセス可能な記憶装置に対しシーク動作が多数発行されることとなり、アクセス速度が低下する。

20 【0010】本発明は上記の点に鑑み提案されたものであり、ファイルに対するアクセス速度を高速化することを目的としており、特に、上記の①の欠点を解消するものである。

【0011】

【課題を解決するための手段】本発明は上記の目的を達成するため、ダイレクトアクセス可能な記憶装置を固定長ブロックに分割し、これらのブロックをプール管理して任意のファイルの記憶領域として利用するファイルシステムにおいて、ファイルに割り当てたデータブロックのアドレスを複数保持する最下位のアドレスブロックと、最下位の複数のアドレスブロックのアドレスを保持する上位のアドレスブロックと、更にそれらの上位に同様に繰り返されるアドレスブロックとから構成される階層構造のアドレスブロック群を、完全対称な木構造として構成し、データブロックおよびアドレスブロックの各階層における最若ブロックのアドレスをファイル制御テーブルに格納するようにしている。

【0012】

【作用】本発明のブロック管理方式にあつては、ファイルに割り当てたデータブロックのアドレスを管理する階層構造のアドレスブロック群を、完全対称な木構造として構成し、データブロックおよびアドレスブロックの各階層における最若ブロックのアドレスをファイル制御テーブルに格納しておく。

【0013】そして、データブロックを検索する際には、ファイル制御テーブルの最若ブロックのアドレスから完全対称な木構造のアドレスブロック群のアドレスブロックを辿り、目的のデータブロックにアクセスする。

【0014】

【実施例】以下、本発明の実施例につき図面を参照して説明する。

50 【0015】図1は本発明のブロック管理方式を適用し

3

たファイルシステムの一実施例を示す構成図である。

【0016】図1において、ファイルシステム1は、ファイルのブロックを管理するブロック管理手段2と、磁気ディスク装置の如きダイレクトアクセス可能な記憶装置3とから構成されている。なお、記憶装置3の記憶領域は、固定長（一般には2のべき乗数）のブロックに分割されている。

【0017】図2はファイルに割り当てられたデータブロックと、そのアドレスを管理するアドレスブロック群と、ファイルに関する情報を管理するファイル制御テーブルの格納されるファイル制御ブロックとの関係を示すものである。なお、各矩形はブロックを示すが、実際に格納する際には、アクセス速度を少しでも速めるため、後述するように、種々の変形が加えられる。

【0018】図2において、アドレスブロック群を構成する各アドレスブロックは、一般的に図3に示すような構成をしており、e個のエントリを有し、それぞれにデータブロックアドレスを保持できるようになっている。データブロックアドレスには直下の階層のブロック（データブロック、アドレスブロック）のアドレスが格納される。

【0019】図2において、アドレスブロック群は、ファイルに割り当てたデータブロックのアドレスを複数保持する第1層（最下位）のアドレスブロックと、第1層の複数のアドレスブロックのアドレスを保持する第2層（中位）のアドレスブロックと、第2層の複数のアドレスブロックのアドレスを保持する第3層（最上位）のアドレスブロックとから構成され、完全対称な木構造として構成されるものである。ここで、完全対称というのは、最上位のアドレスブロックb3を頂点として、データブロックまで対称形の木構造をしているということである。なお、この例では3階層としているが、これに限られないことは言うまでもない。

【0020】また、ファイル制御ブロックbfに格納されるファイル制御テーブルは、図4に示すような構成をしており、データブロックおよびアドレスブロック群（図2参照）の各階層における最若ブロックb0、b1、b2、b3のアドレスを保持している。なお、ファイル制御テーブルにデータブロックおよびアドレスブロック群の各階層における最若ブロックのアドレスを格納しておくのは、ファイルは先頭から使用されることが多いため、下位のアドレスほどブロックを辿る回数を減らして少しでも速くアクセスできるようにするためである。また、ファイル制御テーブルには他にもファイルに関する情報が含まれている。

【0021】動作にあたって、新たなファイルを生じする場合、ブロック管理手段2（図1参照）は、そのファイルに対応するファイル制御テーブルを作成すると共に、そのファイルのデータを格納するためのデータブロックを記憶装置3から割り当て、割り当てたデータブ

4

ックのアドレスをアドレスブロックに設定し、データブロックおよびアドレスブロック群の各階層における最若ブロックb0、b1、b2、b3のアドレスをファイル制御テーブルに格納する。

【0022】ファイルのデータブロックを検索する際には、ファイル制御テーブルの最若ブロックb1、b2、b3のアドレスからアドレスブロック群のアドレスブロックを辿り、目的のデータブロックにアクセスする。また、ファイルの先頭には最若ブロックb0のアドレスから直接にアクセスができる。

【0023】この際、アドレスブロック群は完全対称な木構造であるため、検索する処理を単純化することができ、オーバーヘッドの減少によりアクセスの高速化を達成することができる。

【0024】次に、図5はファイルデータへのアクセス速度をより高速化するための方式を示したものであり、ファイルサイズが固定長ブロックの半分以下である場合にスモールサイズモードという形式で格納するものである。なお、ファイルサイズが固定長ブロックの半分以上の場合は、後述するラージサイズモードという形式で格納する。モードの選択および処理はブロック管理手段2（図1参照）によって行われる。

【0025】すなわち、ファイル制御テーブルのサイズについては、モードにかかわらず固定長ブロックの半分と定めておく。

【0026】そして、スモールサイズモードの場合は、ファイルデータを独立したデータブロックに格納することなく、図5に示すように、ファイル制御テーブルを格納するブロック#bfの後半分に格納するようにする。

【0027】また、この場合、ファイル制御テーブルからデータブロックの検索のためにアドレスブロック群を辿る必要がないため、図6に示すように、ファイル制御テーブルの最若ブロックアドレス格納領域は未使用となる。なお、ファイル制御テーブルにはモードを示すための情報が含まれ、図6のモード（S）はスモールサイズモードであることを示している。また、ラージサイズモードの場合のファイル制御テーブルは既に説明した図4の形式となり、図4中のモード（L）はラージサイズモードであることを示している。

【0028】上述したスモールサイズモードにあつては、ファイルの情報を管理するファイル制御テーブルとファイルデータとが同一のブロック内に格納されるため、記憶装置3のブロックに対する入出力が1回で済み、アクセスの高速化が達成される。

【0029】次に、図7はラージサイズモードにおける格納形式の例を示したものである。なお、格納される情報全体の構成は図2に示したようになっており、この内、ファイル制御ブロックbfと最若アドレスブロックb1について、実際に格納する位置の変更が加えられている。

5

【0030】すなわち、ファイル制御テーブルが格納されているブロック#b fの後半分に最下層の最若アドレスブロックb 1の前半のエントリがシフトして格納され、ブロックb 1の後半のエントリはブロック#b 1内の前半分にシフトしている。他のアドレスブロックおよびデータブロックについては、それぞれのブロックに格納されていて、通常と差異はない。

【0031】このように最下層の最若アドレスブロックb 1の前半分をファイル制御テーブルと同じブロックに置くことにより、データブロックを直接に指すエントリの一部がファイル制御テーブルと同一ブロックにあるため、前半分の $e/2$ 個のエントリによって指すことのできる範囲のアドレスについてはデータブロックに対する1回の入出力を行うだけで済み、アクセス速度が向上する。

【0032】次に、図8はラージサイズモードにおける格納形式の他の例を示したものである。

【0033】すなわち、図7の構成に加え、最若アドレスブロックb 2、b 3のエントリについても半分ずつ一つ下位の最若アドレスブロック#b 1、#b 2にシフトした形になっている。

【0034】このようにすることにより、ブロック#b 1、#b 2、#b 3、…の格納形式が全体に渡って統一化され、ブロック管理手段2のロジックが簡単になることと、半分でも一つ下位の最若アドレスブロックにシフトしたため、シフトした部分のエントリからデータブロックに辿り着く回数が1回減り、アクセスの高速化が達成される。

【0035】次に、図9はラージサイズモードにおける格納形式の更に他の例を示したものである。

【0036】すなわち、ファイル制御テーブルが格納されているブロック#b fの後半分に下から2層目の最若アドレスブロックb 2の前半のエントリがシフトして格納されている。

【0037】また、最下層のアドレスブロックb 1は省略され、下から2層目のアドレスブロックb 2内の各ブロック番号エントリは、1ブロック内のエントリ数 e だけ連続したブロック群の先頭のブロック番号を指している。

【0038】また、最下層最若アドレスブロックb 1が本来指す領域については、2のべき乗数の連続ブロックがファイルの低位アドレスから順次割り当てられ、連続ブロックの先頭ブロック番号がファイル制御テーブルに格納されている。

【0039】この場合のファイル制御ブロックとアドレスブロック群とデータブロックとの関係を示したのが図10である。

【0040】動作にあたって、ファイルにデータブロッ

6

クを割り当てる場合、ファイルサイズが $e/2$ 個以下の2のべき乗数のブロックでまかなえる場合には、それに対応する例えば n 個の連続領域を割り当て、その先頭アドレスをファイル制御テーブルの連続ブロックアドレス格納領域の対応する箇所に格納する。

【0041】また、それを越える場合には、 e 個単位の連続領域を割り当て、その先頭アドレスをアドレスブロックb 2に格納する。

【0042】このような構成とすることにより、ファイルサイズが小さいものは小さい連続領域に、ファイルサイズが大きいものは大きな連続領域にそれぞれ割り当てられるため、ダイレクトアクセス可能な記憶装置3のスペースの効率化が達成されると共に、大きな単位で入出力が行われた場合にシーク動作を減少させてアクセス速度を向上させることができる。

【0043】

【発明の効果】以上説明したように、本発明のブロック管理方式にあつては、アドレスブロック群が完全対称な木構造となっているため、ファイルアドレスから格納ブロックを検索する処理を単純なものとすることができ、ファイルシステムのオーバーヘッドが削減されてアクセス速度が高速化できるという効果がある。

【図面の簡単な説明】

【図1】本発明のブロック管理方式を適用したファイルシステムの一実施例を示す構成図である。

【図2】ファイル制御ブロックとアドレスブロック群とデータブロックとの関係を示す図である。

【図3】アドレスブロックの構成の例を示す図である。

【図4】ファイル制御テーブルの構成の例を示す図である。

【図5】スモールサイズモードにおける格納形式の例を示す図である。

【図6】スモールサイズモードにおけるファイル制御テーブルの構成の例を示す図である。

【図7】ラージサイズモードにおける格納形式の例を示す図である。

【図8】ラージサイズモードにおける格納形式の他の例を示す図である。

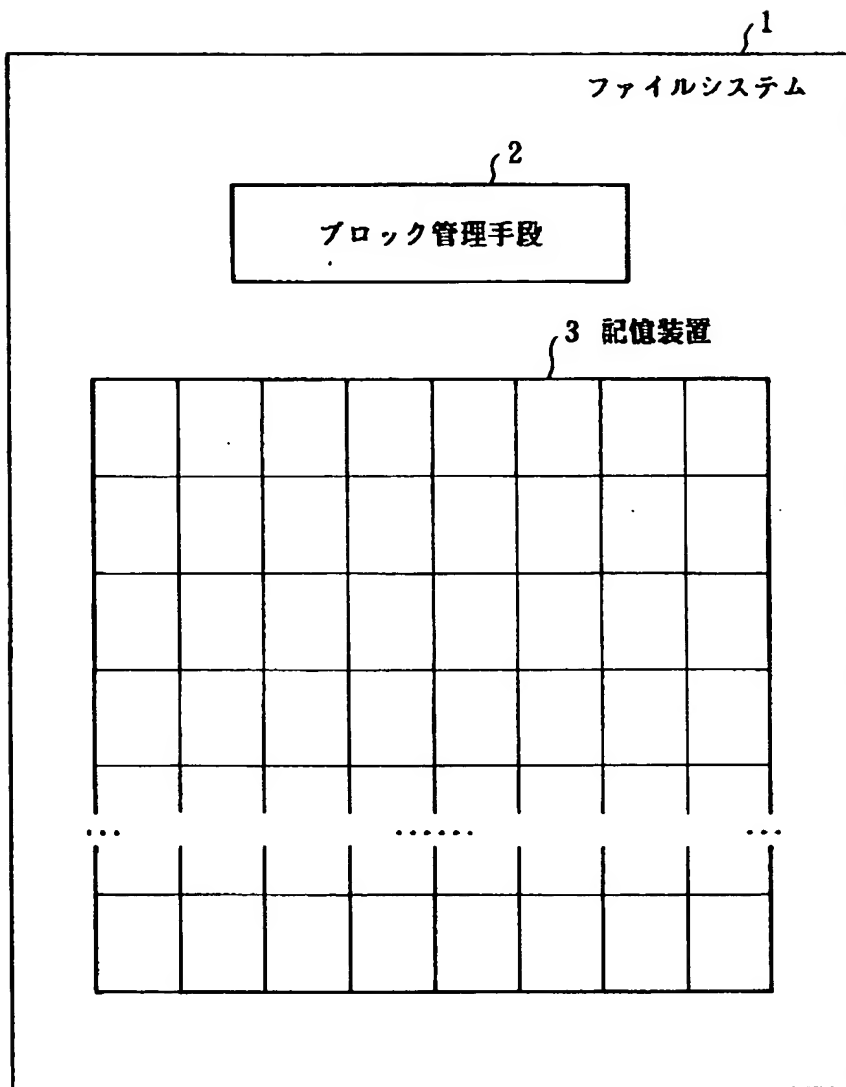
【図9】ラージサイズモードにおける格納形式の更に他の例を示す図である。

【図10】図9のラージサイズモードにおけるファイル制御ブロックとアドレスブロック群とデータブロックとの関係を示す図である。

【符号の説明】

- 1……ファイルシステム
- 2……ブロック管理手段
- 3……記憶装置

【図1】

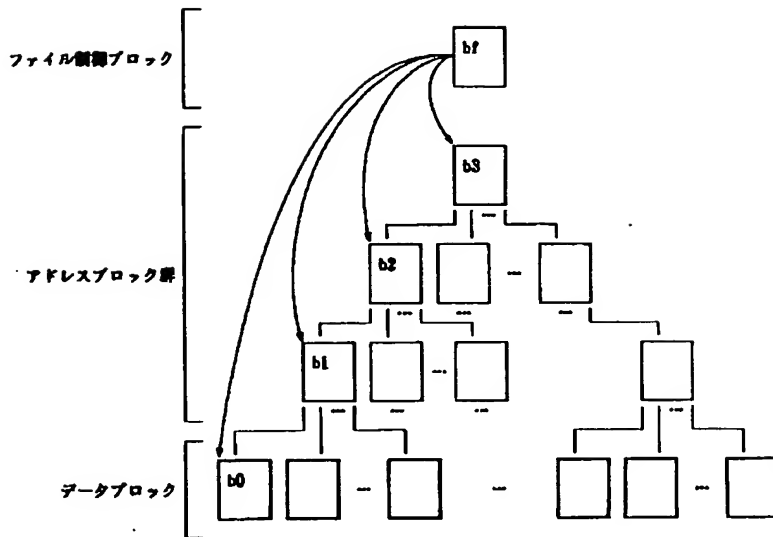


【図4】

ファイル制御テーブル

| モード (L) |
|---------|
| --- |
| b0のアドレス |
| b1のアドレス |
| b2のアドレス |
| b3のアドレス |
| --- |

【図2】



【図3】

アドレスブロック

| |
|-------------------|
| 1個目のデータブロックアドレス |
| 2個目のデータブロックアドレス |
| 3個目のデータブロックアドレス |
| |
| e-1個目のデータブロックアドレス |
| e個目のデータブロックアドレス |

【図5】

ブロック #bf

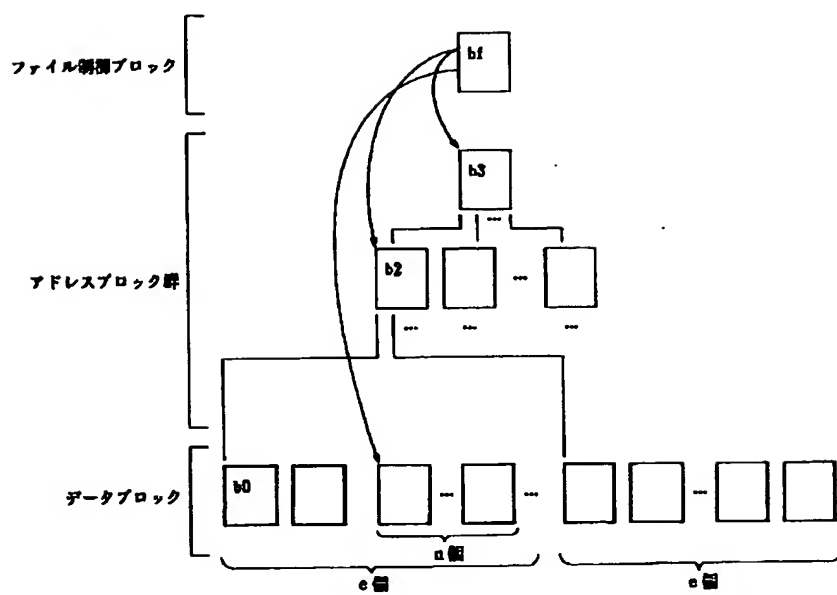
| |
|------------|
| ファイル制御テーブル |
| データ格納領域 |

【図6】

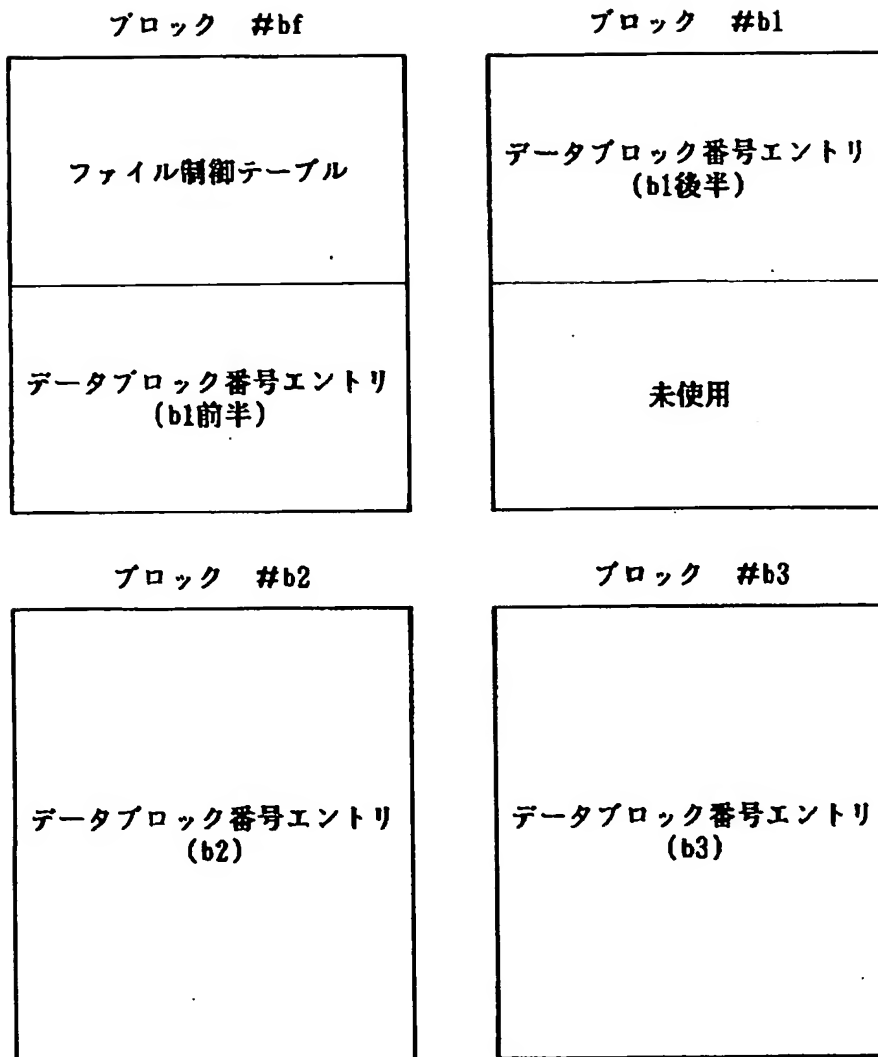
ファイル制御テーブル

| モード (S) |
|---------|
| ... |
| 未使用 |
| 未使用 |
| 未使用 |
| 未使用 |
| ... |

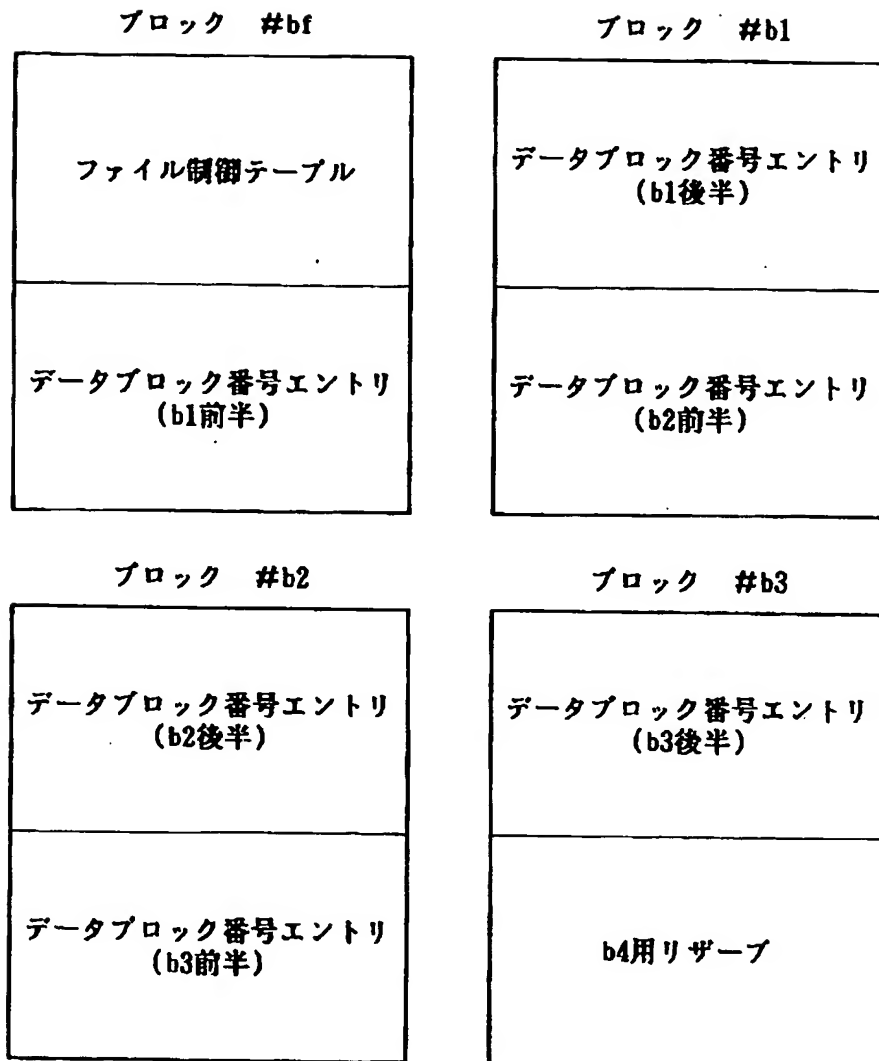
【図10】



【図7】



【図8】



【図9】

